

МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ
СУМСЬКИЙ ДЕРЖАВНИЙ УНІВЕРСИТЕТ
Кафедра електроніки і комп'ютерної техніки

ПОЯСНЮВАЛЬНА ЗАПИСКА

ДО КВАЛІФІКАЦІЙНОЇ РОБОТИ БАКАЛАВРА

НА ТЕМУ:

**ПРИСТРІЙ ЗАВАДОСТІЙКОГО ОБМІНУ ДАНИМИ
НА ОСНОВІ КОРЕГУВАЛЬНИХ КОДІВ**

Завідувач кафедрою електроніки
і комп'ютерної техніки

_____ А.С. Опанасюк

Керівник роботи

_____ І.А. Кулик

Студент гр. ТК-61

_____ В.С. Кузьменко

Суми 2020

РЕФЕРАТ

В кваліфікаційній роботі бакалавра був спроектований пристрій завадостійкого обміну даними на основі корегувальних кодів. Проектований пристрій завадостійкого обміну даними на основі корегувальних кодів, забезпечує передачу інформації з максимальною швидкістю при забезпеченні достовірності передачі даних не гірше заданої, при мінімальних апаратурних витратах.

У кваліфікаційній роботі бакалавра проведено синтез пристрою завадостійкого обміну даними на основі корегувальних кодів, що виправляють поодинокі помилки і забезпечують достовірність передачі даних. Було розроблено та обґрунтовано алгоритм функціонування та структурну схему пристрою завадостійкого обміну даними на основі корегувальних кодів. Розроблено функціональну схему блоків пристрою. Обрано елементну базу і розроблено принципову схему кодуючого пристрою.

Для кваліфікаційної роботи бакалавра використано 9 літературних джерел. Область застосування даного пристрою – телекомунікаційні пристрої та системи для функціонування каналів зв'язку з підвищеним рівнем завад.

Кваліфікаційна робота бакалавра містить 40 сторінок тексту і 16 рисунків.

ЗМІСТ

Список умовних скорочень	
Введення	
1 Огляд літератури та постановка завдання на проектування	
1.1 Основні характеристики заводостійких кодів	
1.2 Структура системи передачі інформації	
1.3 Основні параметри циклічних кодів	
1.4 Постановка завдання на проектування	
2 Розробка алгоритму функціонування та структурної схеми проєктованого пристрою	
2.1 Розробка алгоритму функціонування пристрою	
2.2 Розробка структурної схеми пристрою	
3 Розробка функціональної схеми кодуючого/декодуючого пристрою для циклічних кодів	
4 Вибір елементної бази і розробка принципової схеми пристрою	
Висновок	
Список літератури	
Додаток А	
Додаток Б	
Додаток В	

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ		
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата			
Розробив		Кузьменко В.С.			Літ.	Арк.	Аркушів
Перевірів		Кулік І.А.				3	
Реценз.					СумДУ, ТК-61		
Н.Контр.							
Затверд.		Опанасюк А.С.					

СПИСОК УМОВНИХ СКОРОЧЕНЬ

АПД – апаратура передачі даних

КУД – кінцеве устаткування даних

ПЗП – пристрій захисту від помилок

ПФЦ – пристрій фазування по циклу

СПД – система передачі даних

ФК – фазуюча комбінація

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

ВВЕДЕННЯ

З розвитком промисловості і науки виникла проблема оперативного обміну інформацією між окремими об'єктами і суб'єктами - учасниками виробничої та наукової діяльності. Для представлення інформації у вигляді, зручному для передачі в обраному середовищі передачі використовуються різні коди. Так як канал передачі інформації не ідеальний і в ньому присутні перешкоди, які спотворюють передану інформацію, виникає проблема підвищення вірності і передачі інформації.

Проблема підвищення вірності обумовлена не відповідністю між вимогами, що пред'являються при передачі даних і якістю реальних каналів зв'язку. У мережах передачі даних потрібно забезпечити ймовірність не гірше 10^{-6} - 10^{-9} , а при використанні реальних каналів зв'язку і простого (первинного) коду зазначена вірність не перевищує 10^{-2} - 10^{-5} .

Одним із шляхів вирішення завдання підвищення вірності в даний час є використання спеціальних (коригувальних) кодів.

Завадостійким називаються коди, що дозволяють виявляти і (або) виправляти помилки в кодових словах, які виникають при передачі по каналах зв'язку. Ці коди будуються таким чином, що для передачі повідомлення використовується лише частина кодових слів, які відрізняються один від одного більш ніж в одному символі. Ці кодові слова називаються дозволеними. Всі інші кодові слова не використовуються і відносяться до числа заборонених.

Застосування завадостійких кодів для підвищення вірності передачі даних пов'язано з вирішенням завдань кодування і декодування.

Завдання кодування полягає в отриманні при передачі для кожної k -елементної комбінації з множини q^k відповідного їй кодового слова довжиною n з множини q^n . Завдання декодування полягає в отриманні k -елементної комбінації з прийнятого n -розрядного кодового слова при одночасному виявленні або виправленні помилок.

У даній кваліфікаційній роботі бакалавра вирішується завдання розробки кодуючого і декодуючого пристрою системи передачі даних, заснованих на циклічних кодах

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

1 ОГЛЯД ЛІТЕРАТУРИ ТА ПОСТАНОВКА ЗАВДАННЯ НА ПРОЕКТУВАННЯ

1.1 Основні характеристики завадостійких кодів

Призначення завадостійкого кодування – захист інформації від перешкод і помилок при передачі і зберіганні інформації. Завадостійке кодування необхідно для усунення помилок, які виникають в процесі передачі, зберігання інформації. При передачі інформації по каналу зв'язку виникають перешкоди, помилки і невелика частина інформації втрачається.

Без використання завадостійкого кодування було б неможливо передавати великі обсяги інформації (файли), тому що в будь-якій системі передачі і зберіганні інформації неминуче виникають помилки.

Розглянемо приклад CD диска. Там інформація зберігається прямо на поверхні диска, в поглибленнях, через те, що всі доріжки на поверхні, часто диск хапаємо пальцями, елозим по столу і через це без перешкодостійкого кодування, інформацію витягти не вийде.

Використання кодування дозволяє витягувати інформацію без втрат навіть з пошкодженого CD / DVD диска, коли будь-яка область стає недоступною для зчитування.

Залежно від того, використовується в системі виявлення або виправлення помилок за допомогою завадостійкого коду, розрізняють такі варіанти:

* запит повторної передачі (Automatic Repeat reQuest, ARQ): за допомогою завадостійкого коду виконується тільки виявлення помилок, при їх наявності проводиться запит на повторну передачу пакета даних;

* пряме виправлення помилок (Forward Error Correction, FEC): проводиться декодування завадостійкого коду, тобто виправлення помилок з його допомогою.

Можливий також гібридний варіант, щоб зайвий раз не ганяти інформацію по каналу зв'язку, наприклад отримали пакет інформації, спробували його виправити, і якщо не змогли виправити, тоді відправляється запит на повторну передачу.

* Безперервний-процес кодування і декодування носить безперервний характер. Згортковий код є окремим випадком безперервного коду. На вхід кодера надійшов один символ, відповідно, з'явилося кілька на виході, тобто на

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

кожен вхідний символ формується кілька вихідних, так як додається Надмірність.

* Блокові (блокові) — процес кодування і декодування здійснюється по блоках. З точки зору розуміння роботи, блоковий код простіше, розбиваємо код на блоки і кожен блок кодується окремо.

По використовуваному алфавітом:

- Двійковий. Оперують бітами.
- Не двійкові (код Ріда-Соломона). Оперують більш розмірними символами. Якщо спочатку інформація двійкова, потрібно ці біти перетворити в Символи. Наприклад, є послідовність 110 110 010 100 і потрібно їх перетворити з двійкових символів в не двійкові, беремо групи по 3 біта — це буде один символ, 6, 6, 2, 4 — з цими не двійковими символами працюють не двійкові завадостійкі коди.

Блокові коди діляться на

* Систематичні - окремо не змінені інформаційні символи, окремо перевірочні символи. Якщо на вході кодера присутній блок з K символів, і в процесі кодування сформували ще якусь кількість перевірочних символів і перевірочні символи ставимо поруч до інформаційних в кінець або в початок. Вихідний блок на виході кодера буде складатися з інформаційних символів і перевірочних (рисунок 1.1).

* Несистематичні-символи вихідного повідомлення в явному вигляді не присутні. На вхід прийшов блок k , на виході отримали блок розміром n , блок на виході кодера не буде містити в собі вихідних даних (рисунок 1.2).

У разі систематичних кодів, вихідний блок в явному вигляді містить в собі, то що прийшло на вхід, а в разі несистематичного коду, дивлячись на вихідний блок не можна зрозуміти що було на вході.

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

Систематичний код

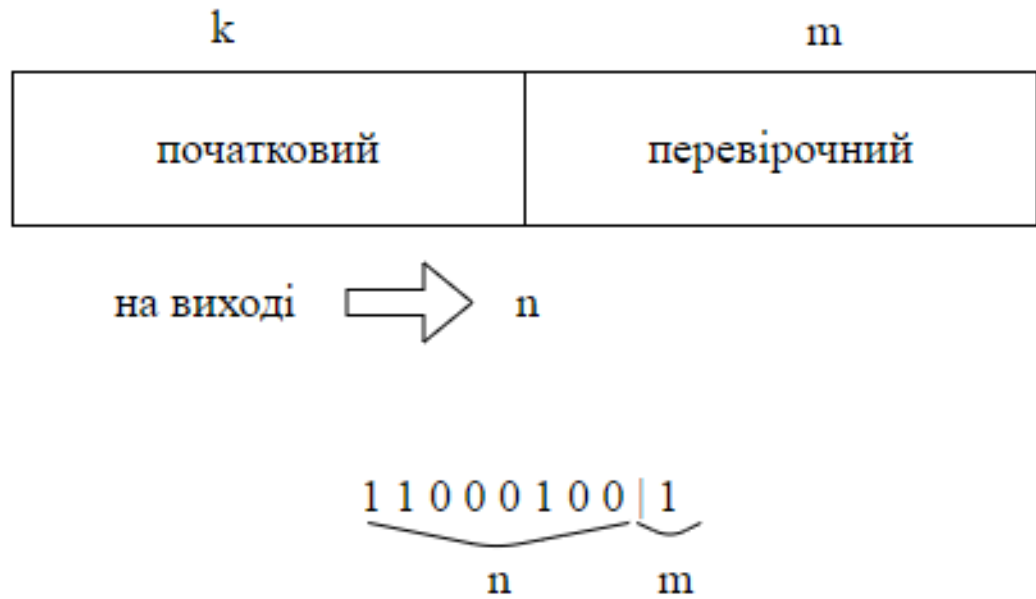


Рисунок 1.1 – Формат систематичного коду

Несистематичний код

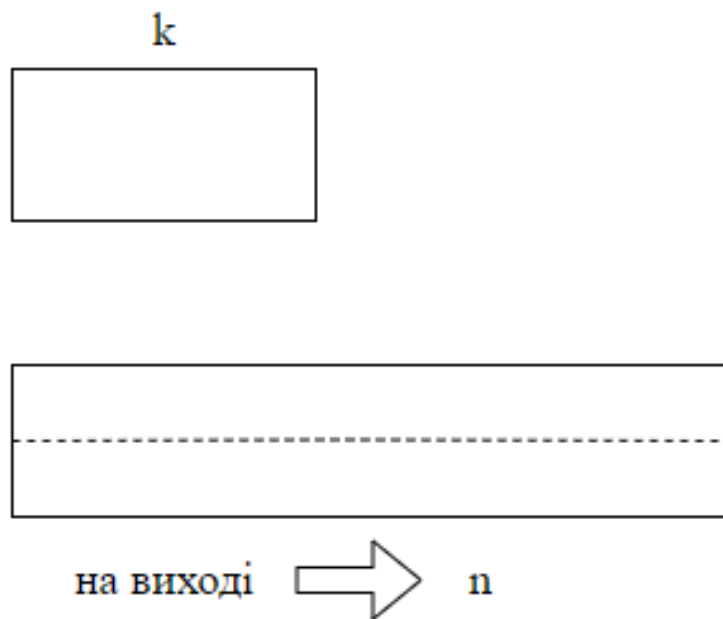


Рисунок 1.2 – Формат несистематичного коду

Дивлячись на картинку вище, код 1 1 0 0 0 1 0 0 | 1 є систематичним, на вхід надійшло 8 біт, а на виході кодера 9 біт, які в явному вигляді містять в собі 8 біт інформаційних і один перевірочний.

Основними характеристиками завадостійких кодів є: Довжина коду n , його підстава m , загальне число кодових комбінацій N , число дозволених кодових комбінацій N_p , надлишковість коду K_n і мінімальна кодова відстань d_{min} .

Довжина коду n -це число символів в кодовій комбінації. Наприклад, комбінація 11010 складається з п'яти символів, отже, $n=5$. Якщо всі кодові комбінації містять однакове число символів, то код називається рівномірним. У нерівномірних кодах довжина кодових комбінацій може бути різною.

Основа коду m -це число різних символів в коді. Для двійкових кодів символами є 1 і 0, тому $m=2$

Число кодових комбінацій для рівномірного коду дорівнює $N=m^n$. Наприклад, для рівномірного двійкового коду, що має довжину $n=6$, число різних кодових комбінацій дорівнює $N=2^6=64$.

Число дозволених кодових комбінацій N_p -це кількість кодових комбінацій коду, використовуваних для передачі повідомлень. Для завадостійких кодів $N_p < N$, що залишилися кодові комбінації $N-N_p$ називають забороненими. Якщо $N_p=N$, то код є беззбитковим. Для розділених кодів $N_p=2^k$.

Надмірність коду K_n в загальному випадку визначається виразом:

$$K_n = 1 - \frac{\log_2 N_p}{\log_2 N}$$

і показує, яка частка довжини кодової комбінації не використовується для передачі інформації, а використовується для підвищення завадостійкості коду. Для розділених кодів

$$K_n = 1 - \frac{k}{n} = \frac{r}{n}$$

де величина k/n називається відносною швидкістю коду.

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

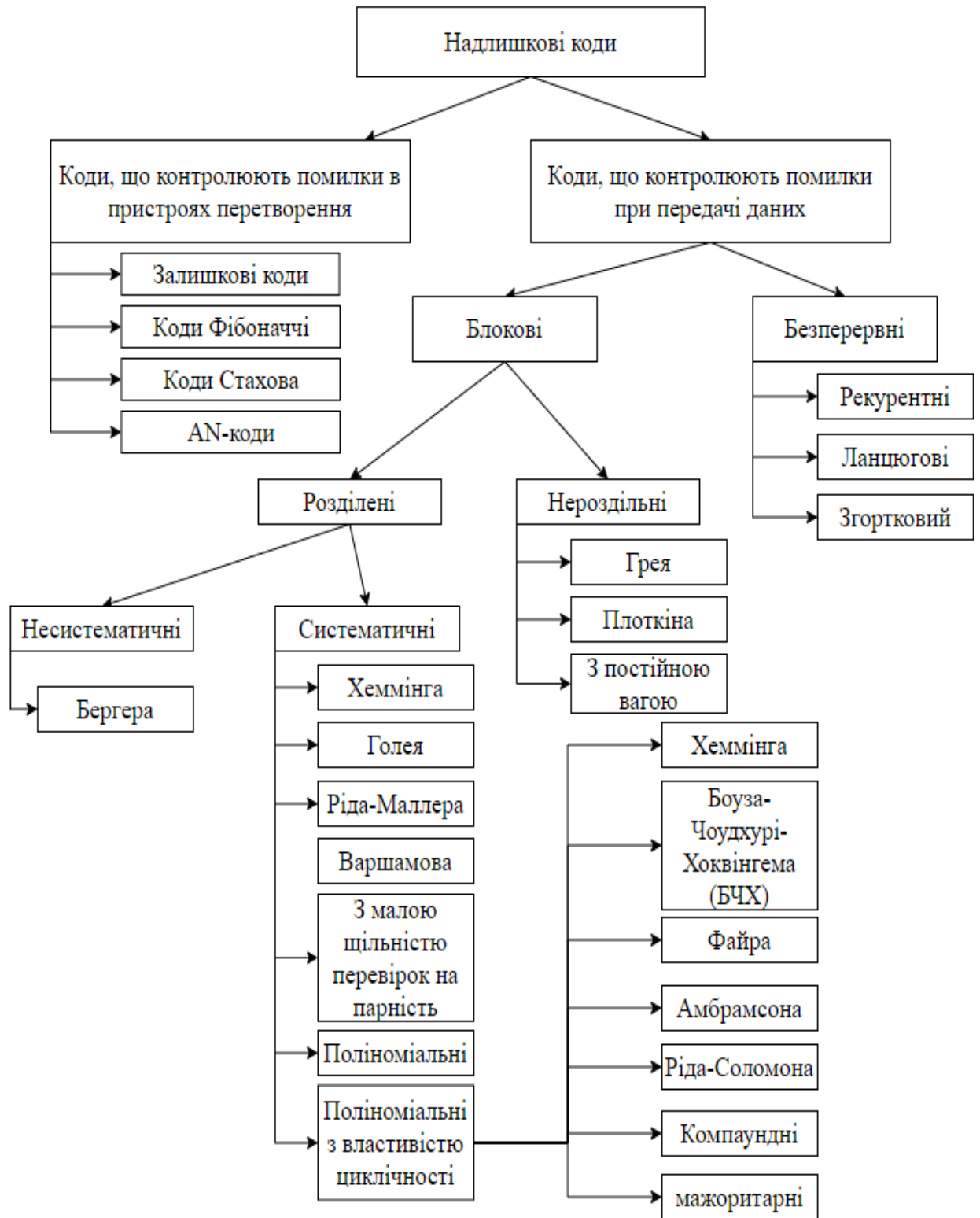


Рисунок 1.3 – Класифікація надлишкових кодів

Кодова відстань $d(A, B)$ – це число позицій, в яких дві кодові комбінації a і b відрізняються один від одного. Наприклад, якщо $A=01101$, $B=10111$, то $d(A, B)=3$. Кодова відстань між комбінаціями A і B може бути знайдено в результаті складання по модулю 2 однойменних розрядів комбінацій, а саме

$$d(A, B) = \sum_{i=1}^n a_i \oplus b_i.$$

де a_i і b_i -і-е розряди кодових комбінацій A і B ; символ \oplus позначає додавання по модулю 2.

Наприклад, щоб отримати кодову відстань між комбінаціями 1101011 і 0111101 досить підрахувати число одиниць в сумі цих комбінацій по модулю 2:

$$\begin{array}{r} 1101011 \\ \oplus 0111101 \\ \hline 1010110 \Rightarrow d(A, B)=4. \end{array}$$

Кодова відстань між різними комбінаціями конкретного коду може бути різною. Так, для первинних кодів (додатки 1, 2) ця відстань для різних пар кодових комбінацій може приймати значення від одиниці до величини довжини коду.

Мінімальна кодова відстань d_{min} -це мінімальна відстань між дозволеними кодовими комбінаціями даного коду. Мінімальна кодова відстань є основною характеристикою коригуючої здатності коду. У первинних (беззбиткових) кодах всі комбінації є дозволеними, тому мінімальна кодова відстань для них дорівнює одиниці ($d_{min} = 1$). Такі коди не здатні виявляти і виправляти помилки. Для того щоб код володів коригуючими здібностями, його мінімальна кодова відстань повинна бути не менше двох ($d_{min} \approx 2$).

Для виявлення всіх помилок кратністю s і менше, мінімальна кодова відстань повинна задовольняти умові

$$d_{min} \approx s + 1.$$

Якщо код використовується для виправлення помилок кратності не більше t , то мінімальна кодова відстань повинна мати значення

$$d_{min} \approx 2t + 1.$$

Наприклад, з цих формул випливає, що для виявлення одноразових помилок

($s = 1$) потрібно код з $d_{min} = 2$, а для того щоб виправити такі помилки, потрібно код з кодовою відстанню $d_{min} = 3$.

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

Для виявлення s помилок і виправлення t помилок повинна виконуватися умова

$$d_{min} \approx s + t + 1.$$

Таким чином, завдання побудови коду із заданою коригуючою здатністю зводиться до забезпечення необхідного кодового відстані. Збільшення d_{min} призводить до зростання надмірності коду. При цьому бажано, щоб число перевірочних символів r було мінімальним. В даний час відомий ряд верхніх і нижніх меж, які встановлюють зв'язок між кодовою відстанню і числом перевірочних символів. Відомості про межі для кодової відстані будуть наведені пізніше в процесі оцінки якості прийому кодованих повідомлень.

1.2 Структура системи передачі інформації

Система передачі інформації – це сукупність технічних засобів (передавач, приймач, лінія зв'язку), які забезпечують можливість передачі інформаційних повідомлень від джерела інформації до одержувача. Система передачі інформації (її ще називають системою зв'язку) може бути як односпрямованою-симплексною (радіомовлення, пейджер, телебачення), так і двонаправленою (стільниковий зв'язок, радіорелейний зв'язок) – напівдуплексний режим (коли передача даних може здійснюватися в обох напрямках, але по черзі), дуплексний режим (коли передача даних відбувається одночасно в обох напрямках, але тільки між двома пунктами), і розширений дуплексний режим (передача даних можливо одночасно в двох напрямках, але між різними пунктами, тобто, один абонент передає інформацію другому, і одночасно отримує інформацію від третього). Останній режим можливий тільки в багатоканальних системах зв'язку. Багатоканальна система зв'язку використовує одну лінію зв'язку для передачі інформації від групи джерел, розташованих в одному пункті, до групи одержувачів інформації, розташованих в іншому пункті.

Специфіка різних областей застосування систем передачі інформації вимагає різного підходу до реалізації таких систем. Система передачі по телефонних каналах зв'язку, наприклад, абсолютно не схожа на систему космічного зв'язку або тропосферної ні по технічному виконанню, ні за

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

параметрами. Однак в принципах побудови і призначення окремих пристроїв самих різних систем багато спільного.

Можна передавати найрізноманітніші за фізичною природою повідомлення: цифрові дані, мова, Тексти телеграм, команди управління, результати вимірювань різних фізичних величин. Природно, що всі ці повідомлення попередньо повинні бути перетворені в електричні коливання, що зберігають всі властивості вихідних повідомлень, а потім уніфіковані, тобто представлені у формі зручній для подальшої передачі.

Під джерелом інформації на малюнку розуміється пристрій, в якому виконані всі названі нами раніше операції.

Для більш економічного використання лінії зв'язку, а також для зменшення впливу різних перешкод і спотворень, передана від джерела інформація може бути в подальшому перетворена за допомогою кодуючого пристрою.

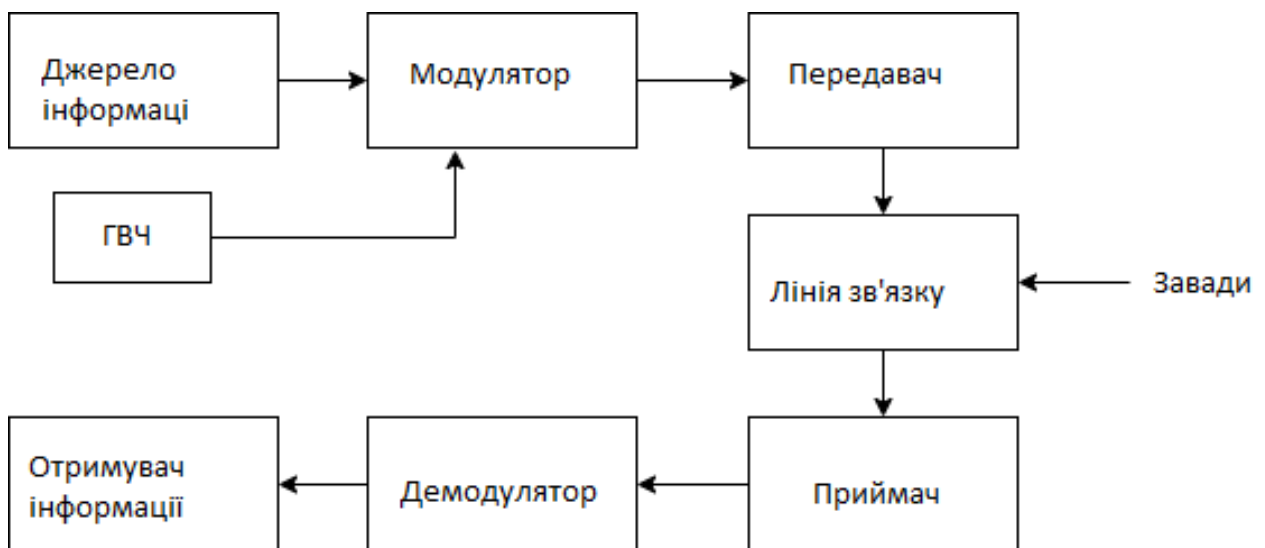


Рисунок 1.4 – Структурна схема системи передачі інформації

Це перетворення, як правило, складається з ряду операцій, що включають облік статистики інформації, що надходить для усунення надмірності (статистичне кодування), а також введення додаткових елементів для зменшення впливу перешкод і спотворень (завадостійке кодування).

В результаті ряду перетворень на виході кодуючого пристрою утворюється послідовність елементів, яка за допомогою передавача перетворюється в форму, зручну для передачі по лінії зв'язку.

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

Лінія зв'язку – це середовище, по якій відбувається передача сигналів від передавача до приймача. Облік впливу середовища необхідний. У теорії передачі інформації часто зустрічається поняття " канал зв'язку " - це сукупність засобів, що забезпечують передачу сигналів.

На вхід приймача, крім сигналів, що пройшли середу(середовище), потрапляють також різні перешкоди. Приймач виділяє з суміші сигналу і перешкод послідовність, яка повинна відповідати послідовності на виході кодуючого пристрою. Однак через дії перешкод, вплив середовища, похибки різних перетворень повну відповідність отримати неможливо. Тому така послідовність вводиться в декодуючий пристрій (демодулятор), який виконує операції по її перетворенню в послідовність, відповідну переданої. Повнота цієї відповідності залежить від ряду факторів: коригуючих можливостей кодуваної послідовності, рівня сигналу і перешкод, а також їх статистики, властивостей декодуючого пристрою. Сформована в результаті декодування послідовність надходить до одержувача інформації. Природно, що при проектуванні систем передачі інформації завжди прагнуть забезпечити такі умови роботи, щоб відмінність інформації, одержуваної від джерела, від інформації, переданої одержувачу, було невелике і не перевищувало деякої допустимої величини. В даному випадку основним показником якості передачі є достовірність передачі інформації-ступінь відповідності прийнятого повідомлення переданому. Чисельно достовірність передачі інформації характеризується коефіцієнтом помилок:

$$K_{\text{п}} = \frac{N_{\text{п}}}{N},$$

де $N_{\text{п}}$ - кількість невірно прийнятих повідомлень; N - загальна кількість переданих повідомлень. При збільшенні N коефіцієнт помилок прагне до ймовірності помилкового прийому або просто до ймовірності помилки:

$$P_{\text{п}} = \lim_{N \rightarrow \infty} \frac{N_{\text{п}}}{N}.$$

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

1.3 Основні параметри циклічних кодів

Циклічні коди отримали досить широке застосування завдяки їх ефективності при виявленні та виправленні помилок. Схеми кодуючих і декодуючих пристроїв для цих кодів надзвичайно прості і будуються на основі звичайних регістрів зсуву.

Назва кодів походить від їх властивості, що полягає в тому, що кожна кодова комбінація може бути отримана шляхом циклічної перестановки символів комбінації, що належить до цього ж коду. Це означає, що якщо, наприклад, комбінація $a_0a_1a_2\dots a_{n-1}$ є дозволеною комбінацією циклічного коду, то комбінація $a_{n-1}a_0a_1a_2\dots a_{n-2}$ також належить цьому коду.

Циклічні коди зручно розглядати, представляючи комбінацію двійкового коду не у вигляді послідовностей нулів і одиниць, а у вигляді полінома і фіктивної змінної x , а саме:

$$G(x) = a_{n-1}x^{n-1} + a_{n-2}x^{n-2} + \dots + a_1x + a_0, \quad (1.1)$$

де a_i - цифри даної системи числення (в двійковій системі 0 і 1).

Так, наприклад, двійкове семірозрядне число 1010101 може бути записано у вигляді полінома

$$\sigma(x) = 1 \cdot x^6 + 0 \cdot x^5 + 1 \cdot x^4 + 0 \cdot x^3 + 1 \cdot x^2 + 0 \cdot x^1 + 1 \cdot x^0 = x^6 + x^4 + x^2 + 1. \quad (1.2)$$

Найбільша ступінь в x доданку з ненульовим коефіцієнтом називається ступенем полінома.

Представлення кодових комбінацій у формі (1.2) дозволяє звести дії над комбінаціями до дії над многочленами. При цьому додавання двійкових многочленів зводиться до складання по модулю два коефіцієнтів при рівних ступенях змінної x ; множення проводиться за звичайним правилом перемноження статечних функцій, однак отримані при цьому коефіцієнти при рівних ступенях змінної x складаються по модулю два; розподіл здійснюється за правилами ділення статечних функцій, при цьому операції віднімання замінюються операціями підсумовування по модулю два.

Подання комбінацій у формах (1.1) і (1.2) зручно ще й тим, що згадана раніше циклічна перестановка є результатом простого множення цього полінома на x . Дійсно, якщо одна з кодових комбінацій виражається поліномом $V(x) = a_0 + a_1x + a_2x^2 + \dots + a_{n-2}x^{n-1}$, то нова комбінація за рахунок циклічного зсуву буде $x \cdot V(x)$

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

$= a_0x + a_1x^2 + a_2x^3 + \dots + a_{n-2}x^{n-1} + a_{n-1}x^n$. Однак в останньому члені необхідно замінити x на 1. Отже, нова комбінація буде

$$V^1(x) = a_{n-1} + a_0x + a_1x^2 + \dots + a_{n-2}x^{n-1}.$$

Наприклад, циклічний зсув кодової комбінації 1010101 може бути отриманий шляхом множення полінома (1.2) на x

$$G(x) \cdot x = x^7 + x^5 + x^3 + x.$$

Замінивши x^7 на 1, отримаємо поліном

$$G^1(x) = x^5 + x^3 + x + 1,$$

відповідний кодової комбінації 0101011.

Згідно з визначенням циклічного коду для побудови виробляє матриці $P_{n,k}$ досить вибрати тільки одну вихідну n -розрядну комбінацію. Циклічним зсувом можна отримати $(n-1)$ різних комбінацій, з яких будь-які комбінації можуть бути взяті в якості вихідних. Підсумовуючи рядки виробляє матриці у всіх можливих комбінаціях, можна отримати інші кодові комбінації. Можна показати, що кодові комбінації, одержувані з деякої комбінації $V_1(x)$ циклічним зсувом, задовольняють умовам, що пред'являються до сукупності вихідних комбінацій.

Циклічний зсув комбінації з одиницею в старшому розряді рівносильний множенню відповідного многочлена на x з одночасним відніманням з результату многочлена $(x^n - 1)$ або $(x^n + 1)$, так як операції здійснюються по модулю два.

Отже, якщо в якості вихідного взяти деякий поліном $P(x)$, то процес отримання базових поліномів можна представити в наступному вигляді:

$$\begin{aligned} U_1(x) &= P(x); \\ U_2(x) &= P(x)x - C_2(x^n + 1); \\ U_3(x) &= P(x)x^2 - C_3(x^n - 1); \\ &\dots\dots\dots (1.3) \\ U_n(x) &= P(x)x^{n-1} - C_n(x^n - 1). \end{aligned}$$

де C_2, C_3, \dots, C_n - коефіцієнти, що приймають значення 1 при $P(x) \cdot x^i \geq (x^n - 1)$ и значення 0 при $P(x) \cdot x^i < (x^n - 1)$.

При такому способі побудови базових поліномів поліном $P(x)$ називають утворюючим.

Якщо прийняти умову, що поліном $P(x)$ є дільником двучлена, то базові комбінації, а разом з ними і всі дозволені комбінації коду набувають властивість подільності на $P(x)$. З цього випливає, що приналежність кодової комбінації до групи дозволених можна легко перевірити діленням її полінома на утворенний

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

поліном $P(x)$. Якщо залишок від ділення дорівнює нулю, то комбінація є дозволеною.

Ця властивість циклічного коду використовується для виявлення і виправлення помилок. Дійсно, якщо під впливом перешкод дозволена кодова комбінація трансформується в заборонену, то помилка може бути виявлена за наявності залишку при розподілі комбінації на утворений поліном $P(x)$.

Таким чином утворює поліном $P(x)$ повинен задовольняти вимогу - він повинен бути дільником двочлена (x^n+1) . Вибір $P(x)$ однозначно визначає циклічний код його коригувальні властивості.

Циклічний (n,k) - код може бути отриманий шляхом множення простого k -значного коду, вираженого у вигляді полінома ступеня $(k-1)$ на деякий, утворюючий поліном $P(x)$ ступеня $(n-k)$.

Можлива й інша процедура отримання циклічного коду. Для цього кодова комбінація простого k -значного коду $G(x)$ множиться на одночлен x^{n-k} , а потім ділиться на утворює поліном $P(x)$ ступеня $(n-k)$. У результаті множення $G(x)$ на x^{n-k} ступінь кожного одночлена, який входить в $G(x)$, зростає на $(n-k)$. При розділі множення $G(x)x^{n-k}$ на утворюючий поліном $P(x)$ отримуємо частку $Q(x)$ того ж ступеня, що й $G(x)$.

Результат множення та ділення можна представити в наступному вигляді:

$$\frac{x^{n-k}G(x)}{P(x)} = Q(x) + \frac{R(x)}{P(x)}, \quad (1.4)$$

де $R(x)$ – остаток от деления $x^{n-k}G(x)$ на $P(x)$.

Так як частка має таку ж ступінь, як і кодова комбінація $G(x)$, то $Q(x)$ так само є комбінацією простого k -значного коду.

Множачи обидві частини рівності (1.4) на $P(x)$ і зробивши деякі перестановки, отримаємо

$$F(x) = Q(x)P(x) = x^{n-k}G(x) + R(x). \quad (1.5)$$

У правій частині (1.5) знак мінус перед $R(x)$ замінений знаком плюс так як віднімання по модулю два зводиться до додавання.

Таким чином, кодова комбінація циклічного (n,k) -коду може бути отримана двома способами:

1) шляхом множення простої кодової комбінації ступеня $(k-1)$ на одночлен x^{n-k} і додавання до цього твору залишку отриманого від ділення отриманого твору на утворює поліном $P(x)$ ступеня $(n-k)$;

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ док.ум.	Підпис	Дата		

2) шляхом множення простої кодової комбінації ступеня $(k-1)$ на утворює поліном $P(x)$ ступеня $(n-k)$.

При першому способі в отриманій кодовій комбінації інформаційні Символи не завжди збігаються з символами вихідної простої кодової комбінації.

При другому способі в отриманій кодовій комбінації інформаційні Символи не завжди збігаються з символами вихідної простої комбінації. Такий спосіб легко реалізуємо, але внаслідок того, що в отриманих кодових комбінаціях не міститься інформаційні символи в явному вигляді, ускладнюється процес декодування.

У зв'язку з вищевикладеним на практиці зазвичай використовується перший спосіб отримання циклічного коду.

1.4 Постановка завдання на проектування

Синтезувати пристрій завадостійкого обміну даними(даних) на основі корегувальних кодів, що забезпечує передачу інформації з максимальною швидкістю при забезпеченні достовірності передачі даних не гірше заданої, при мінімальних апаратурних витратах.

З цією метою необхідно забезпечити вирішення наступних завдань:

1) Розробити алгоритм роботи пристрою завадостійкого обміну даними на основі корегувальних кодів.

2) Розробка функціональної схеми кодуєчих та декодуєчих пристроїв вибраних корегувальних кодів.

3) Розробка принципів схем кодуєчих та декодуєчих пристроїв вибраних корегувальних кодів.

З метою розроблення ефективного пристрою завадостійкого обміну формулюються наступні вимоги до його технічних характеристик:

- довжина інформаційного слова ≥ 12 біт;
- метод перешкодозахищеного кодування – циклічне кодування;
- допустима ймовірність не виявляємої помилки $P_{Нодоп} \leq 5 \cdot 10^{-7}$;
- ймовірність спотворення двійкового розряду $P_E \leq 2 \cdot 10^{-3}$.

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

2 РОЗРОБКА АЛГОРИТМУ ФУНКЦІОНУВАННЯ ТА СТРУКТУРНОЇ СХЕМИ ПРОЕКТОВАНОГО ПРИСТРОЮ

2.1 Розробка алгоритму функціонування пристрою

Призначенням розроблюваного пристрою є достовірний прийом і передача інформації в обраному середовищі передачі даних.

Отже, алгоритм роботи проектного пристрою буде наступним:

1. При подачі живлення відбувається ініціалізація пристрою-очищення буферів і регістрів, скидання лічильників. Після ініціалізації пристрій переходить в режим очікування.

2. При надходженні запиту на передачу устрою переходить у режим передачі слова: записує прийшов по шині даних слово у внутрішній буфер (виконаний у вигляді реєстру), потім послідовно направляє дані з регістра на устрійство кодування і отримує на виході цього устрою захищений код, який передається по лінії зв'язку.

3. Приймальний пристрій направляє прийняті дані в декодуючий пристрій, який виправляє доступні до виправлення помилки і при успішному виправленні передає інформацію у внутрішній буфер і генерує сигнал про наявність прийнятого слова. Після того, як слово буде успішно прийнято системою, пристрій переходить в режим очікування.

2.2 Розробка структурної схеми пристрою завадостійкого обміну даними на основі корегувальних кодів

Виходячи з розробленого алгоритму функціонування пристрою, виробляємо розробку структурної схеми пристрою. Призначення окремих блоків структурної схеми описано нижче.

БД – буфер даних. Він служить для тимчасового зберігання прийнятих даних або даних для подальшого кодування і передачі.

КП – кодуєчий пристрій. Служить для отримання перешкодозахищеного коду на основі циклічних кодів.

ДП – декодуючий пристрій. Служить для декодування прийнятого слова і генерації вектора помилки.

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

ПВП – пристрій виправлення помилок. Виправляє помилки, які можливо виправити, ґрунтуючись на векторі помилки, згенерованому ДП.

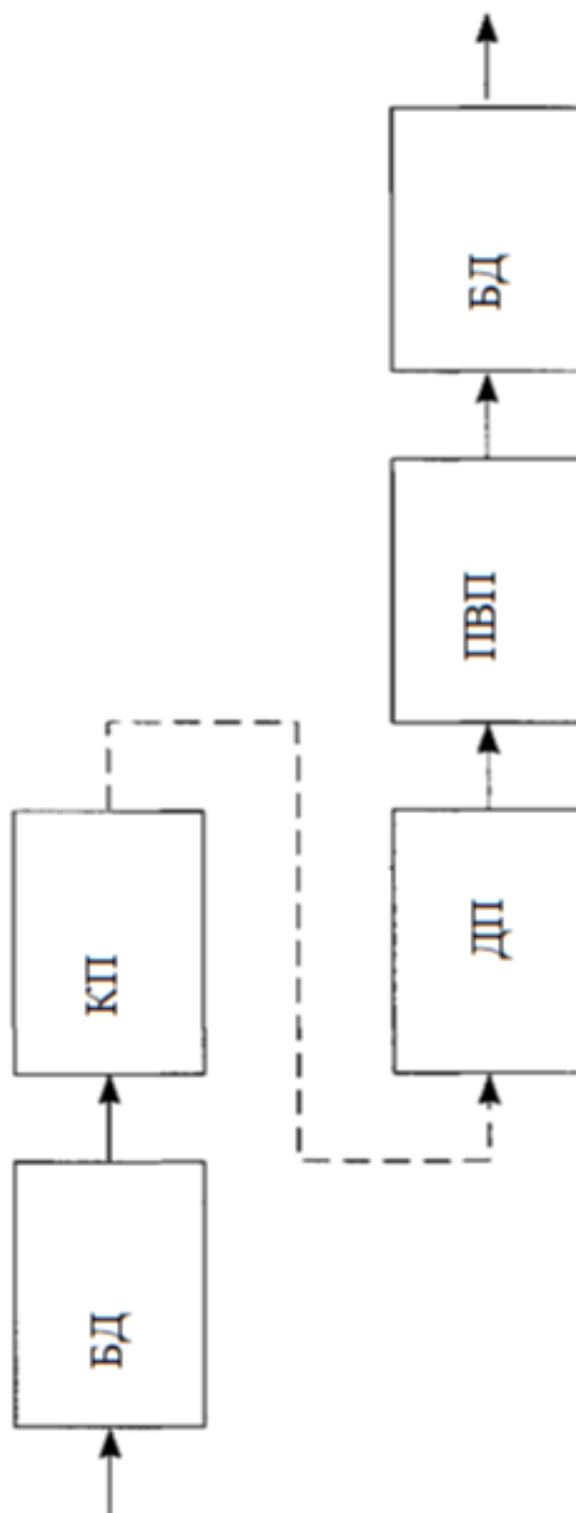


Рисунок 2.1 – Кодер та декодер СПД на основі циклічних кодів

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

3 РОЗРОБКА ФУНКЦІОНАЛЬНОЇ СХЕМИ КОДУЮЧОГО/ДЕКОДУЮЧОГО ПРИСТРОЮ ДЛЯ ЦИКЛІЧНИХ КОДІВ

Доцільність використання регістрів зсуву для побудови циклічних кодерів і декодерів пояснюється структурою циклічних кодів. При несистематичному кодуванні циклічних кодів для формування кодового слова $c(x)$ треба відповідний інформаційний многочлен $i(x)$ помножити на фіксований порожляючий многочлен $g(x)$. Цю операцію можна реалізувати на КІВ-фільтрі над $CF(q)$. Такий кодер для (15,11) - коду Хеммінга представлений на рисунку 3.1.

Кінцевий імпульсний фільтр (КІВ-фільтр) -лінійний регістр зсуву без зворотного зв'язку (рисунку 3.6). Нехай коефіцієнти многочлена $g(x)=g_Lx^L+\dots+g_1x+g_0$ дорівнюють ваговим множникам в відводах регістра зсуву без зворотного зв'язку, і нехай вхідна і вихідна послідовальності записуються відповідно многочленами $a(x)=a_kx^k+\dots+a_1x+a_0$ і $b(x)=b_{k+L}x^{k+L}+\dots+b_1x+b_0$. Тоді твір цих многочленів $b(x)=g(x)a(x)$ описує те, що відбувається в зображеному на рисунку 3.6 регістрі зсуву процесі, що в початковий момент регістр містив тільки нулі і введення елемента a_0 супроводжується введенням L нулів. Кажуть, що коефіцієнти многочленів $a(x)$ і $g(x)$ згортаються регістром зсуву, так як

$$b_j = \sum_{i=0}^L g_i a_{j-i}.$$

Для кодування безперервного потоку інформаційних бітів послідовністю слів 15, 11) - коду Хеммінга інформаційна послідовність просто розбивається на блоки по 11 бітів, кожен блок доповнюється "прокладкою" з чотирьох нулів, а результуючий потік бітів пропускається через КІВ-фільтр. На виході виходить послідовність непересічних 15-бітових слів коду Хеммінга. Такий кодер, показаний на рисунку 3.2, дуже простий, але кодові, слова виявляються несистематичними.

Для отримання слів коду в систематичному вигляді треба скористатися іншим кодером. Помістимо інформаційні біти в старші розряди кодового слова і підберемо перевірочні символи так, щоб отримати Допустиме кодове слово. Кодове слово записується у вигляді

$$c(x)=x^{n-k}i(x)+t(x),$$

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

де

$$t(x) = -R_{g(x)}[x^{n-k}i(x)],$$

Так що

$$R_{g(x)}[c(x)] = 0.$$

Для реалізації систематичного кодера використовується ланцюг ділення на $g(x)$. Для (15,11)-код Хеммінга

$$t(x) = R_{g(x)}[x^4i(x)];$$

відповідний пристрій показано на рисунку 3.3. Одинадцять інформаційних бітів, що займають старші розряди, вводяться зліва в ланцюг поділу на x^4+x+1 . Множення на x^4 враховується часом роботи ланцюга. Перший біт розуміється як коефіцієнт при x^{15} . Розподіл не починається до тих пір, поки не виконані чотири тактових зсуву, так що перші чотири біта виявляються записаними в розрядах регістра зсуву. Тому нижче ланцюги ділення в пристрій включений буфер з чотирьох розрядів, так, що перші чотири біта починають надходити в канал одночасно з початком поділу. Після 11 тактів роботи всі 11 інформаційних бітів подані в канал, розподіл закінчено і

$$c(x) = i(x)(x^4+x+1)$$

обчислений залишок готовий для подачі в канал в якості перевірочних символів. Протягом цих останніх чотирьох тактів роботи ланцюг зворотнього зв'язку в пристрої поділу розімкнутий. В цілому повне кодування займає 19 тактів.

Можна дещо прискорити кодування, видаливши перші чотири такту. Такий кодер зображений на рис. 3.4. Щоб зрозуміти цю схему, потрібно зауважити, що надходять інформаційні Символи не вводяться негайно для виконання ділення на $g(x)$, А надходять тоді, коли необхідно сформувавши сигнал зворотного зв'язку. Таким чином, зворотний зв'язок в пристрої на рис. 3.4 така ж, як і в пристрої на рис. 3.3. Далі, так як останні біти многочлена $x^4i(x)$ завжди дорівнюють нулю, то нічого не трапиться, якщо ми додамо їх до залишку від ділення. Таким чином, залишок, обчислюваний пристроєм на рис. 3.4, дорівнює залишку, що обчислюється пристроєм на рис. 3.3, але обчислення відбувається тільки за 15 тактів, що, звичайно, зручніше.

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

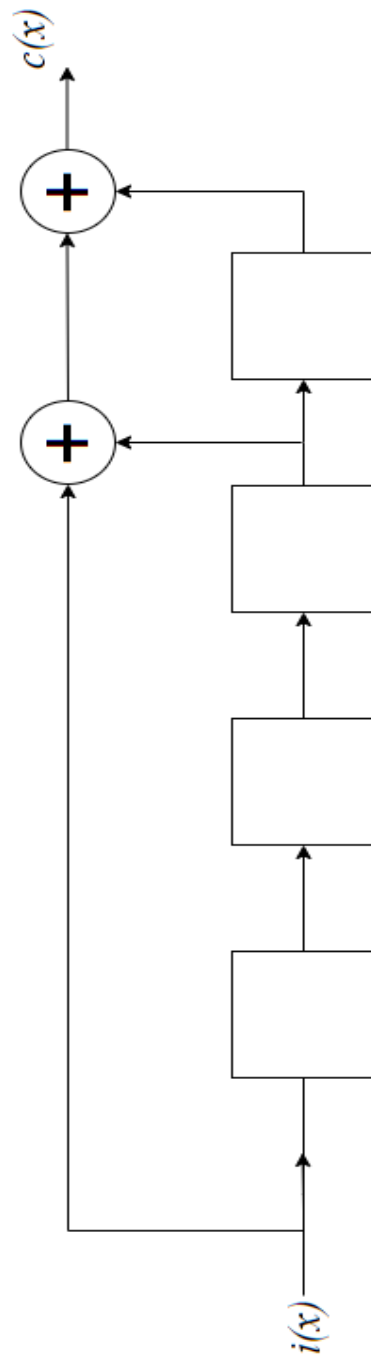


Рисунок 3.1 – Несистематичний кодер для (15,11) – кода Хеммінга

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

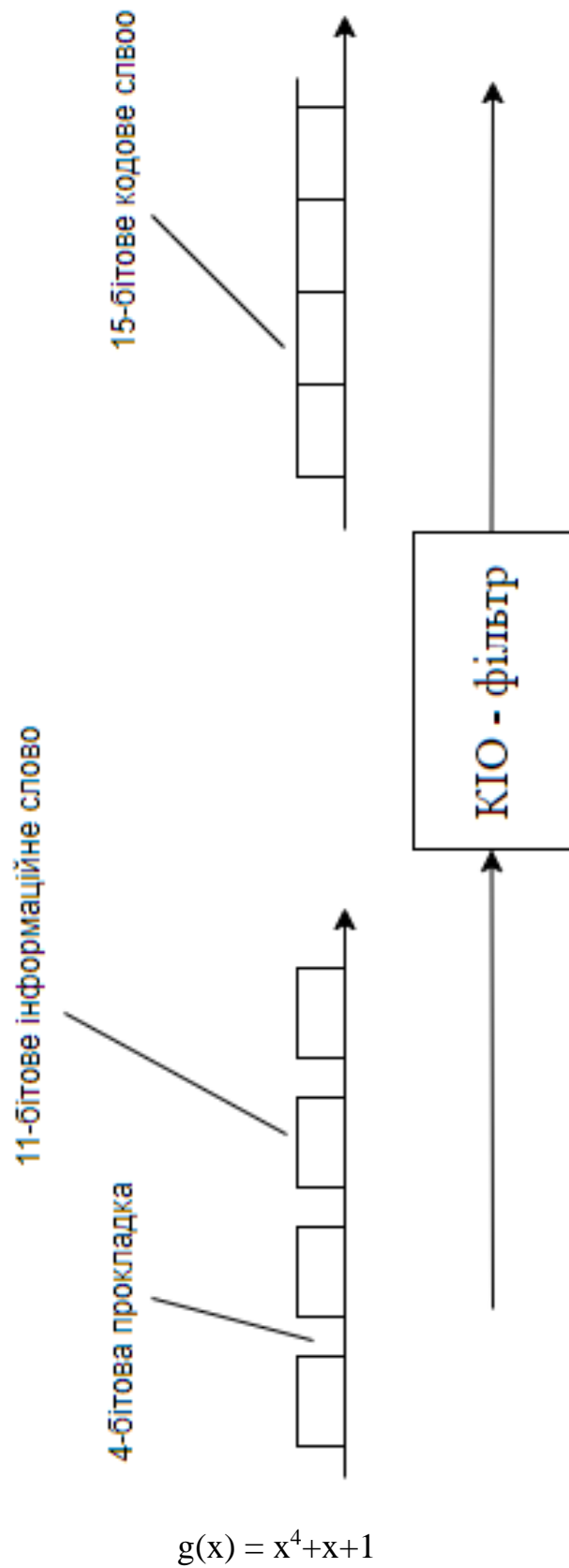


Рисунок 3.2 – Кодування довгого потоку бітів

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

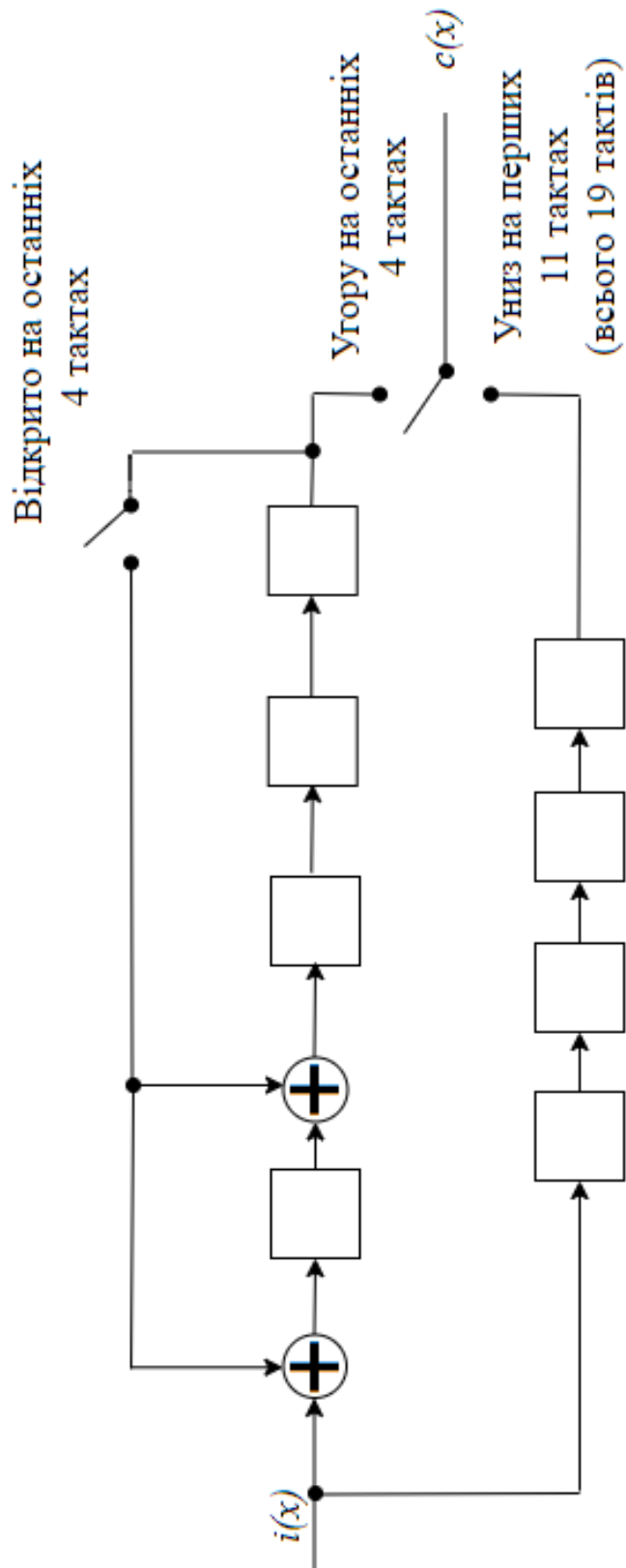


Рисунок 3.3 - Систематичний кодер для (15,11) – кода Хеммінга

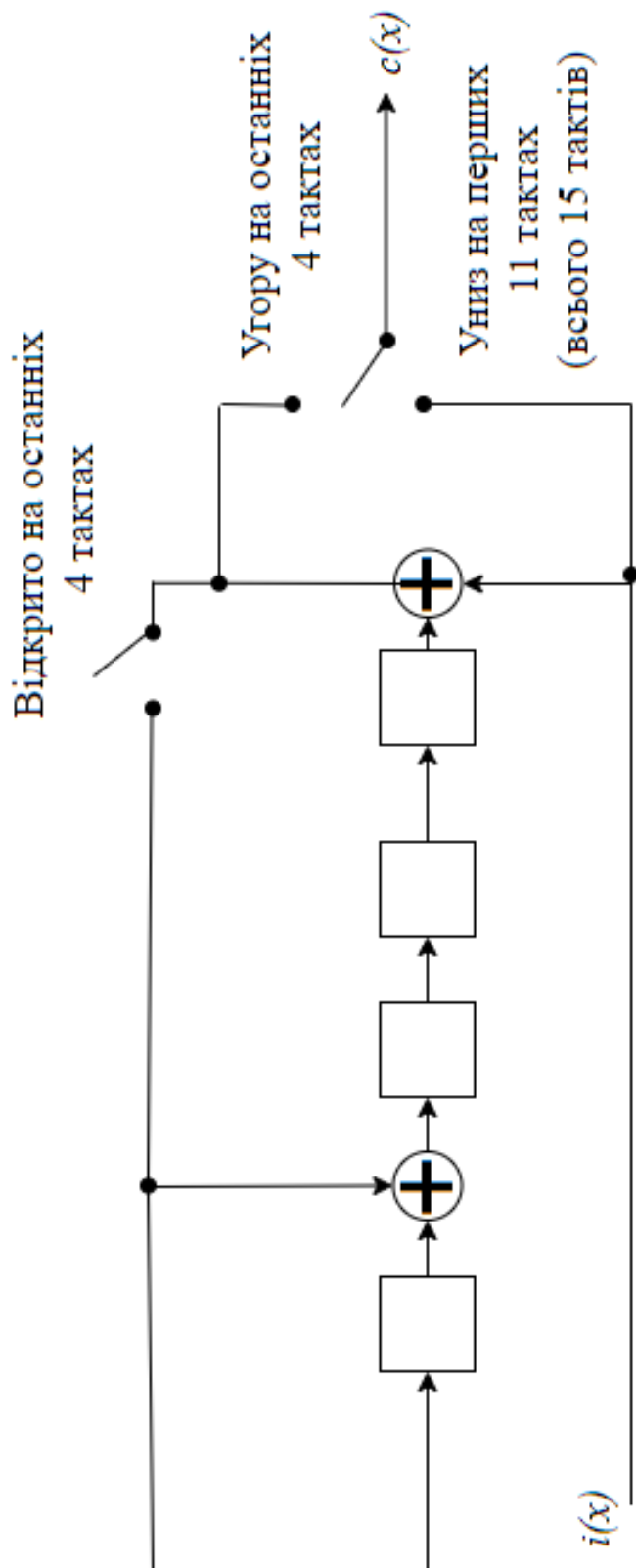


Рисунок 3.4 - Інший систематичний кодер для (15,11) – кода Хеммінга

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

Тепер звернемося до декодера. У канал надходять коефіцієнти многочлена $c(x)$. До них додається многочлен помилок $e(x)$. На виході приймається многочлен

$$v(x)=c(x)+e(x).$$

Процедура декодування. Прийнята послідовність ділиться на $g(x)$, та залишок від ділення покладається рівним синдромному многочлену. Синдромний многочлен використовується для вибору з таблиці оцінки для многочлена помилки. У двійковому випадку синдром можна використовувати безпосередньо як адреса зберігається в таблиці оцінки вектора помилок $e(x)$.

На рис. 3.5 зображений декодер для несистематичного (15,11) - коду Хеммінга. Для цього коду синдром задається 4 бітами, і, отже, необхідно постійний запам'ятовуючий пристрій (ПЗП), в якому записані 15-Бітові слова, чотири з яких зайняті адресою. Такий підхід представляється практичним для довжин $n-k$ синдромів аж до 12 або 14 бітів, але, можливі й інші технічні рішення. Після виправлення пристрій ділення на $g(x)$ обчислює інформаційні символи згідно з правилом

$$i(x)=R_{g(x)}[c(x)],$$

і на цьому робота декодера закінчується.

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

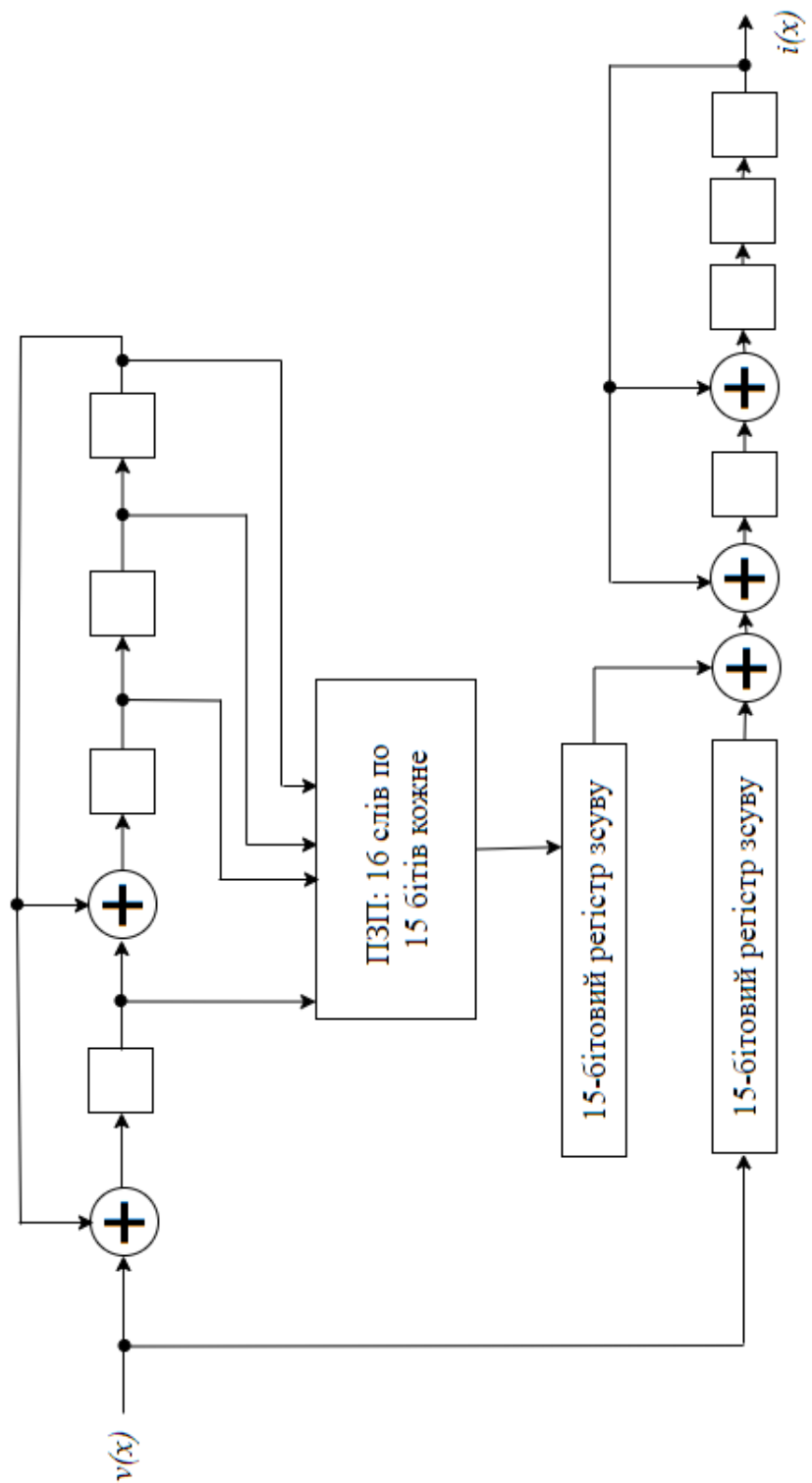


Рисунок 3.5 - Синдромний декодер для несистематичного (15,11) – кода Хеммінга

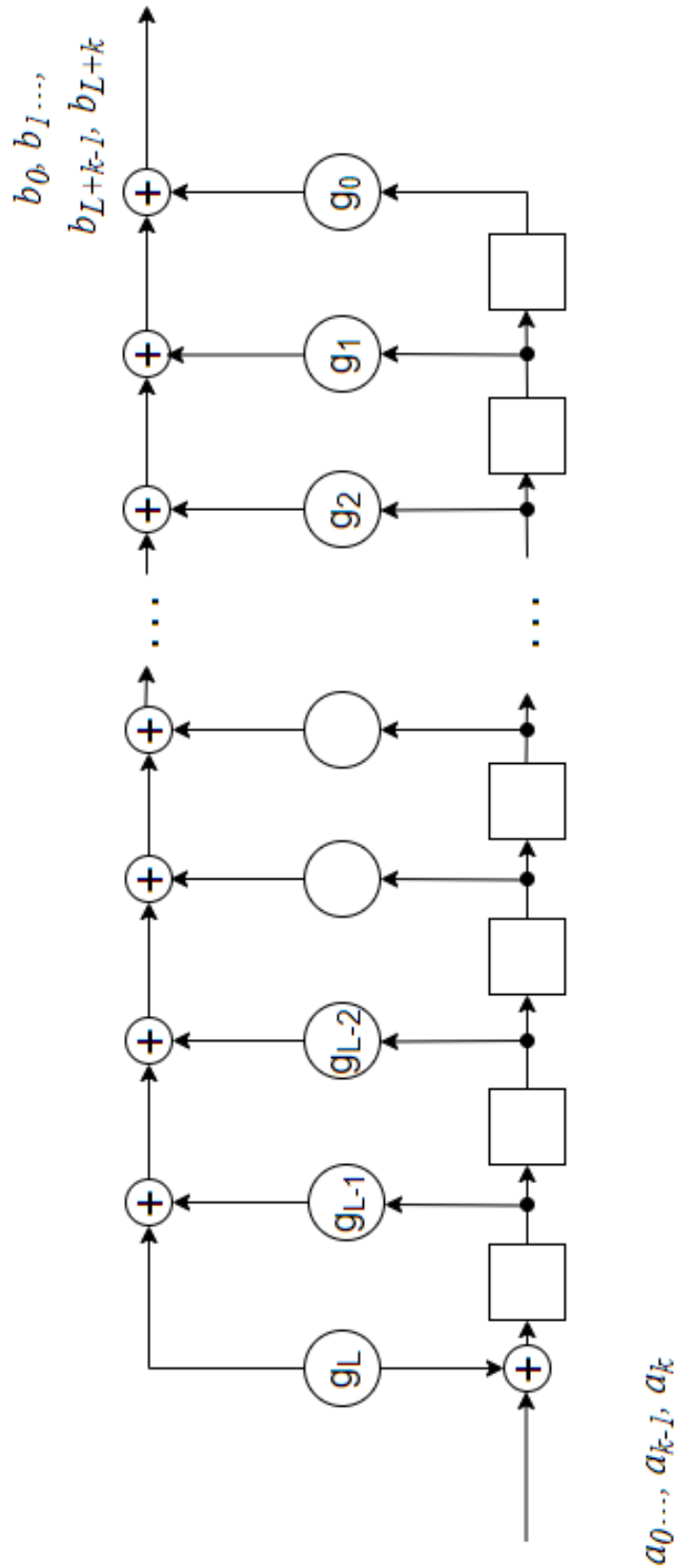


Рисунок 3.6 - Регістр зсуву без зворотного зв'язку

4 ВИБІР ЕЛЕМЕНТНОЇ БАЗИ І РОЗРОБКА ПРИНЦИПОВОЇ СХЕМИ ПРИБРОЮ

Для побудови кодуєчого / декодуєчого пристрою на базі циклічного коду із заданою допустимою ймовірністю невиявлюваних помилок P_{HOdon} слід визначити мінімальну достатню кодову відстань d_{min} в комбінаціях шуканого циклічного коду. Як відомо, для симетричних каналів зв'язку з взаємозалежними помилками

$$P_{HO} \approx \frac{1}{2^r} C_n^{d_{min}} P_E^{d_{min}} \quad (4.1)$$

де $C_n^{d_{min}}$ - кількість комбінацій n -розрядного коду з мінімальною кодовою відстанню d_{min} ; r - довжина перевіркової частини коду.

Приймаємо довжину інформаційної частини коду 16 біт. Тоді, використовуючи таблицю 15 в [3], підбираємо таке d_{min} , щоб P_{HO} , обчислене за формулою (3.1) було менше або дорівнює P_{HOdon} :

1) Приймаємо $d_{min}=2$. З таблиці вибираємо $r=1$, тоді $n=17$. Звідси $C_n^{d_{min}}=136$.

$$\text{Знаходимо } P_{HO} \approx \frac{1}{2^1} C_{17}^2 P_E^2 = 0,5 \cdot 136 \cdot 1 \times 10^{-4} = 6,8 \cdot 10^{-3}.$$

Результат не влаштовує.

2) Приймаємо $d_{min}=3$. З таблиці вибираємо $r=5$, тоді $n=21$.

$$\text{Звідси } C_n^{d_{min}}=1330.$$

$$\text{Знаходимо } P_{HO} \approx \frac{1}{2^5} C_{21}^3 P_E^3 = 0,03 \cdot 1330 \cdot 1 \times 10^{-6} = 4,16 \cdot 10^{-5}.$$

Результат не влаштовує.

3) Приймаємо $d_{min}=4$. З таблиці вибираємо $r=9$, тоді $n=25$. Звідси $C_n^{d_{min}}=12650$.

$$\text{Знаходимо } P_{HO} \approx \frac{1}{2^9} C_{25}^4 P_E^4 = 0,002 \cdot 12650 \cdot 1 \times 10^{-8} = 2,47 \cdot 10^{-7}.$$

Результат влаштовує.

Отже, приймаємо мінімальне кодове відстань задовольняє заданої допустимої ймовірності невиявлюваної помилки $d_{min}=4$. При цьому необхідно до інформаційної частини коду додати $r=9$ перевірконих бітів.

Для побудови циклічного коду необхідно вибрати утворює поліном $P(x)$ ступеню $r=9$. З таблиці [3] обираємо поліном 9-го ступеню

$$P(x) = x^9 + x^4 + 1$$

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

Для обчислення перевірочних бітів слід представити інформаційну частину у вигляді полінома $Q(x)$, помножити отриманий поліном на одночлен x^r і розділити на отриманий поліном. Залишок від ділення і буде шуканими перевірочними бітами.

Виходячи з вищесказаного, кодуєчий / декодуєчий пристрій на основі циклічних кодів синтезуємо на основі регістра зсуву зі зворотними зв'язками, структура якого визначається обраним утворюючим поліномом. Такий регістр зсуву будується (на базі D-тригерів) за такими правилами:

- 1) Число каскадів регістра вибирають рівним ступеня утворює полінома (r) .
- 2) Кількість суматорів по модулю 2 береться на одиницю менше числа ненульових членів утворюючого полінома.
- 3) Входи всіх осередків регістра позначають $x^i (i = 0..r-1)$. Вихід останньої комірки позначається x^r , а вхід першої $x^0=1$.
- 4) Суматори по модулю 2 встановлюються на вході тих комірок, для яких у формулі утворюючого полінома має ненульове значення, причому суматор зі входу комірки переноситься на вихід останньої комірки x^r (для зняття необхідності застосування лінії затримки при передачі інформаційної частини повідомлення).
- 5) Вхід суматорів на вході останньої комірки з'єднується з одним з входів інших суматорів.
- 6) Виходи попередніх осередків з'єднуються зі входами наступних через суматори або без них, в залежності від того, встановлені вони між осередками чи ні.

Застосовуючи зазначені правила, приймаємо (виходячи з обраного утворюючого полінома):

- число каскадів регістра: 9;
- кількість суматорів по модулю: 2.

Для виправлення помилок використовуємо ПЗП(постійний запам'ятовуючий пристрій), адресою для якої буде вектор помилки, а на виході знімається маска для інверсії помилкових бітів в отриманому значенні.

Елементною базою для розроблюваного пристрою вибираємо мікросхеми серій SN74 та SN54. Ці серії засновані на ТТЛ(Транзисторно-транзисторна

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

логіка) елементах і містить всі необхідні для розроблюваного пристрою базові логічні елементи.

Для тригерів в регістрі зсуву вибираємо мікросхему. Вона являє собою шість синхронних D-тригерів. Як напівсумматоров використовуємо мікросхему SN54LS183, що представляє собою здвоєний повний суматор з прискореним перенесенням. Для RS-тригера вибираємо мікросхему SN54LS279.

Мікросхема SN74ALS174, яка використовується для побудови блоку кодер/декодер, являє собою шість тригерів D-типу з прямими виходами і призначена для створення пристроїв пам'яті ЕОМ(електронно обчислювальна машина) і цифрової автоматики широкого застосування. Характерна особливість мікросхеми-наявність загальних для всіх тригерів синхровходу С і входу скидання / R. Тактування здійснюється переднім фронтом синхросигналу С, а установка прямих виходів в стан низького рівня-низьким рівнем напруги на вході /R. Загальний висновок - 8, а +5V – 16.

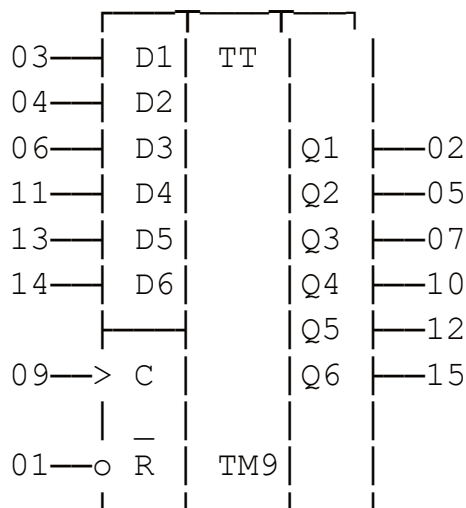


Рисунок 4.1 – Умовне графічне позначення SN74198

Мікросхема 27S30, яка використовується для побудови блоку коректор-помилки, являє собою програмоване постійне запам'ятовуючий пристрій ємністю 4096 біт (512x8) з відкритим колектором, з одноразовим електричним програмуванням перепалюванням перемичок. Включає матрицю пам'яті 64 * 64, підсилювачі зчитування, вхідний і вихідний дешифратори, схеми програмування. Містить 9707 інтегральних елементів. Корпус типу 239.24 - 2, Маса не більше 4 р.

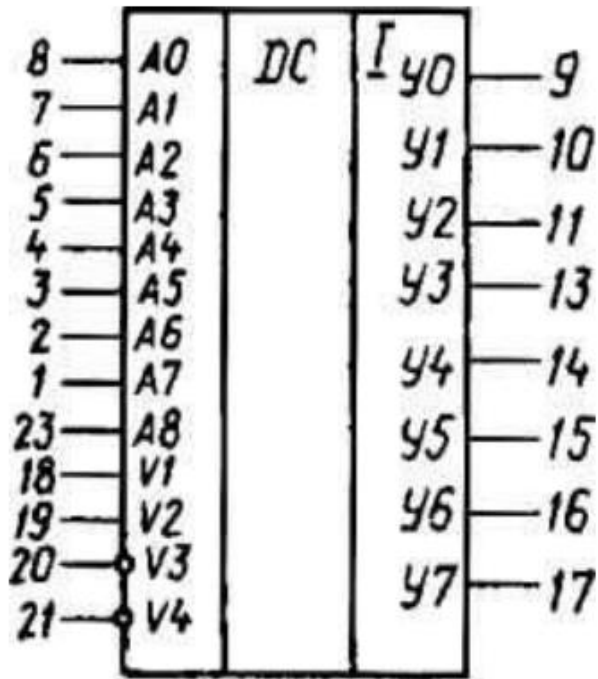


Рисунок 4.2 - Умовне графічне позначення 27S30

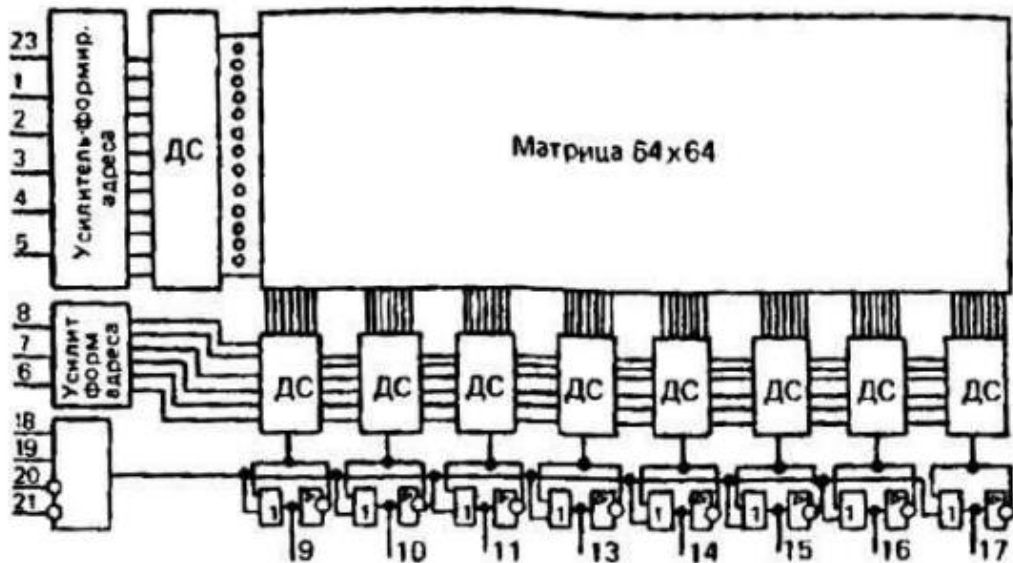


Рисунок 4.3 - Функціональна схема 27S30

Мікросхема SN54LS183, яка використовується для побудови блоку кодер/декодер, являє собою мікромініатюрний електронний пристрій, всі або частина елементів якого нероздільно пов'язані конструктивно і з'єднані між собою електрично.

За своїм функціональним призначенням інтегральні мікросхеми діляться на дві основні групи: аналогові, або лінійно-імпульсні, і логічні, або цифрові, мікросхеми. Аналогові мікросхеми призначаються для посилення, генерування і перетворення електричних коливань різних частот, наприклад, для приймачів, підсилювачів, а Логічні — для використання в пристроях автоматики, в приладах з цифровим відліком часу, в ЕОМ (електронно обчислювальна машина).

Мікросхема SN74198, яка використовується для побудови блоку коректор-помилки являє собою універсальний, восьмирозрядний, синхронний регістр зсуву, побудований на RS-тригерах. Регістр характеризується тим, що при надходженні одного тактового імпульсу забезпечується зрушення одночасно всього числа на один розряд вправо або вліво. Для запису числа в паралельному коді використовуються входи D0 — D7. Послідовний запис числа проводиться через входи DR (вхід послідовного зсуву вправо) для запису числа починаючи з молодших розрядів. DL — (вхід послідовного зсуву вліво) починаючи зі старших розрядів. У схемі регістра використовуються режимні входи S0 і S1, що визначають функції регістра, вхід синхронізації С, а також вхід К (установка в 0), вісім паралельних виходів Q0 — Q7.

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

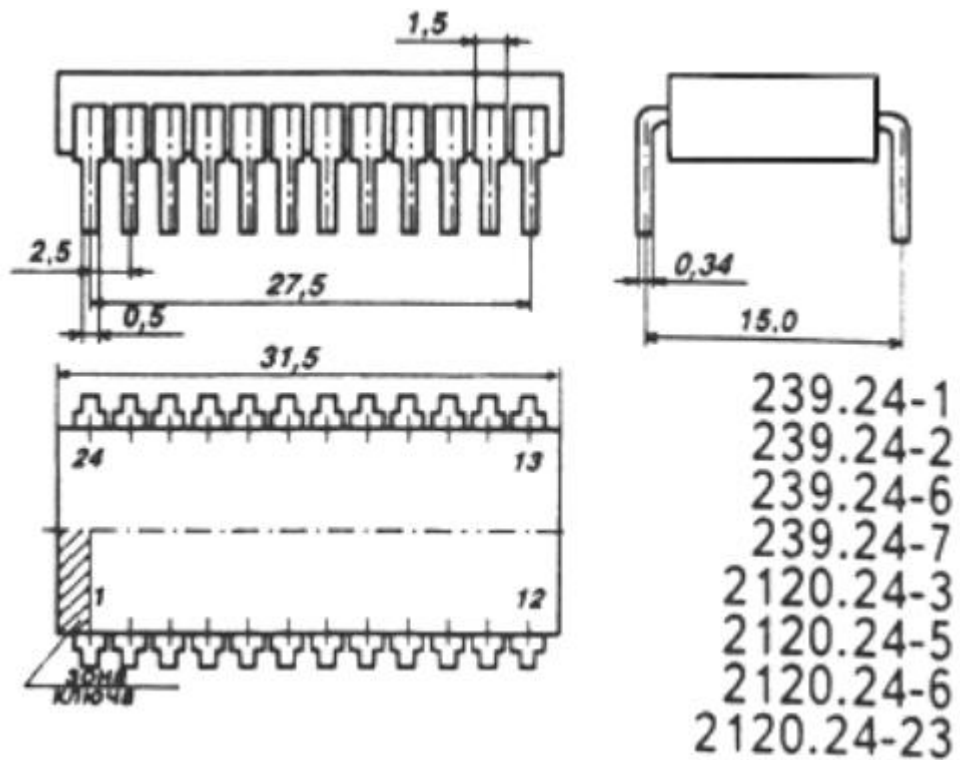


Рисунок 4.4 - Корпус SN74198 типу 239.24-1.

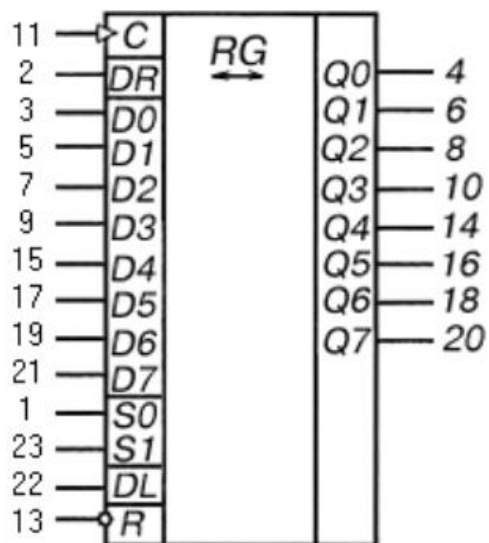


Рисунок 4.5 - Умовне графічне позначення SN74198

1-вхід режимний S0;

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

2-вхід послідовного введення при зсуві вправо DR;
3-Вхід інформаційний D0;
4-вихід Q0; 5-Вхід D1;
6-вихід Q1; 7-вхід D2;
8-вихід Q2; 9-вхід D3;
10-вихід Q3;
11-вхід синхронізації з;
12-загальний;
13-вхід інверсний" скидання " R;
14-вихід Q4; 15-вхід D4;
16-вихід Q5; 17-вхід D5;
18-вихід Q6; 19-вхід D6;
20-вихід Q7; 21-вхід D7;
22-вхід послідовного введення при зсуві вліво DL;
23-вхід режимний S1;
24-напруга живлення;

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

ВИСНОВОК

В даній роботі проведено синтез пристрою завадостійкого обміну даними на основі корегувальних кодів, що виправляють поодинокі помилки і забезпечують достовірність передачі даних не гірше заданої при мінімальних апаратурних витратах. Всі поставлені в завданні на розробку задачі виконані в повному обсязі:

1. Розроблено та обґрунтовано алгоритм функціонування та структурну схему пристрою завадостійкого обміну даними на основі корегувальних кодів.

2. Розроблено функціональну схему блоків пристрою.

3. Обрана елементна база і розроблена принципова схема кодуєчого пристрою.

Основні технічні характеристики отриманого пристрою завадостійкого обміну даними на основі корегувальних кодів наступні:

- довжина інформаційного слова – 16 біт;
- метод перешкодозахищеного кодування – циклічне кодування;
- допустима ймовірність не виявляємої помилки $P_{НОдон} = 3 \cdot 10^{-7}$;
- ймовірність спотворення двійкового розряду $P_E = 1 \cdot 10^{-3}$.

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

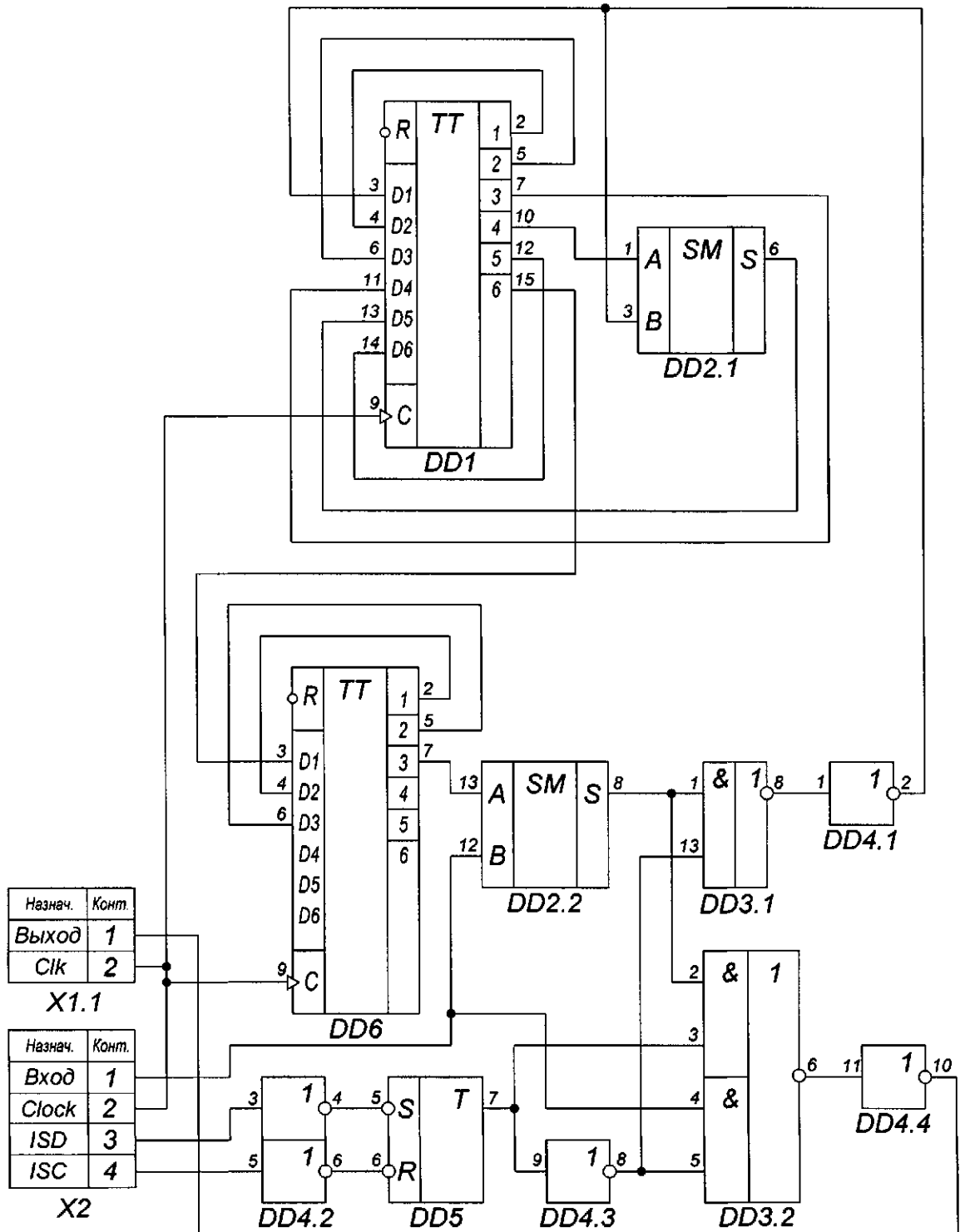
СПИСОК ЛІТЕРАТУРИ

1. Жураковський Ю. П. Теорія інформації та кодування: підручник / Ю.П. Жураковський, В. П. Полторак. – К.: Вища шк., 2001. – 255 с.
2. Кожевников В.Л. Теорія інформації та кодування: навчальний посібник / В.Л. Кожевников, А.В. Кожевников. – Д.: Національний гірничий університет, 2011. – 108 с.
3. Цимбал В.П. Теорія інформації та кодування: підручник. – К.:ВШ, 1992
4. Парк Дж. Передача данных в системах контроля и управления: практическое руководство / Дж. Парк, С. Маккей, Э. Райт; [перевод с англ. В.В. Савельева]. – М.: ООО "Группа ИДТ", 2013. – 480 с.
5. Блейхут Р. Теорія та практика кодів, контролюючих помилки, 1986. – 162 с.
6. Чернега В.С., Василенко В.А., Бондарев В.Н. Расчет и проектирование технических средств обмена и передачи информации: Учеб. пособие для вузов. – М.: Высшая школа, 1990. – 224 с.
7. Moon, Todd K. (2015). Error Correction Coding. New Jersey: John Wiley & Sons. ISBN 978-0-471-64800-0.
8. <http://www.texnic.ru/data/ims-sprav.htm>.
https://www.ti.com/lit/ds/symlink/sn54als174.pdf?ts=1591382711062&ref_url=https://www.ti.com/prprodu/SN54ALS174?keyMatch%3DSN54ALS174&tisearch=Search-EN-everything
Довідники мікросхем. Дбірка довідкової документації на вітчизняні та зарубіжні, Цифрові та аналогові мікросхемам (оновлено 2019 р.).
9. Платт Чарльз. Энциклопедия электронных компонентов. Том 2. Тиристоры. Аналоговые и цифровые микросхемы. Светодиоды. ЖК-дисплеи. Источники звука / Чарльз Платт, Фредерик Янссон. – СПб: BHV, 2016. – 368 с.

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		

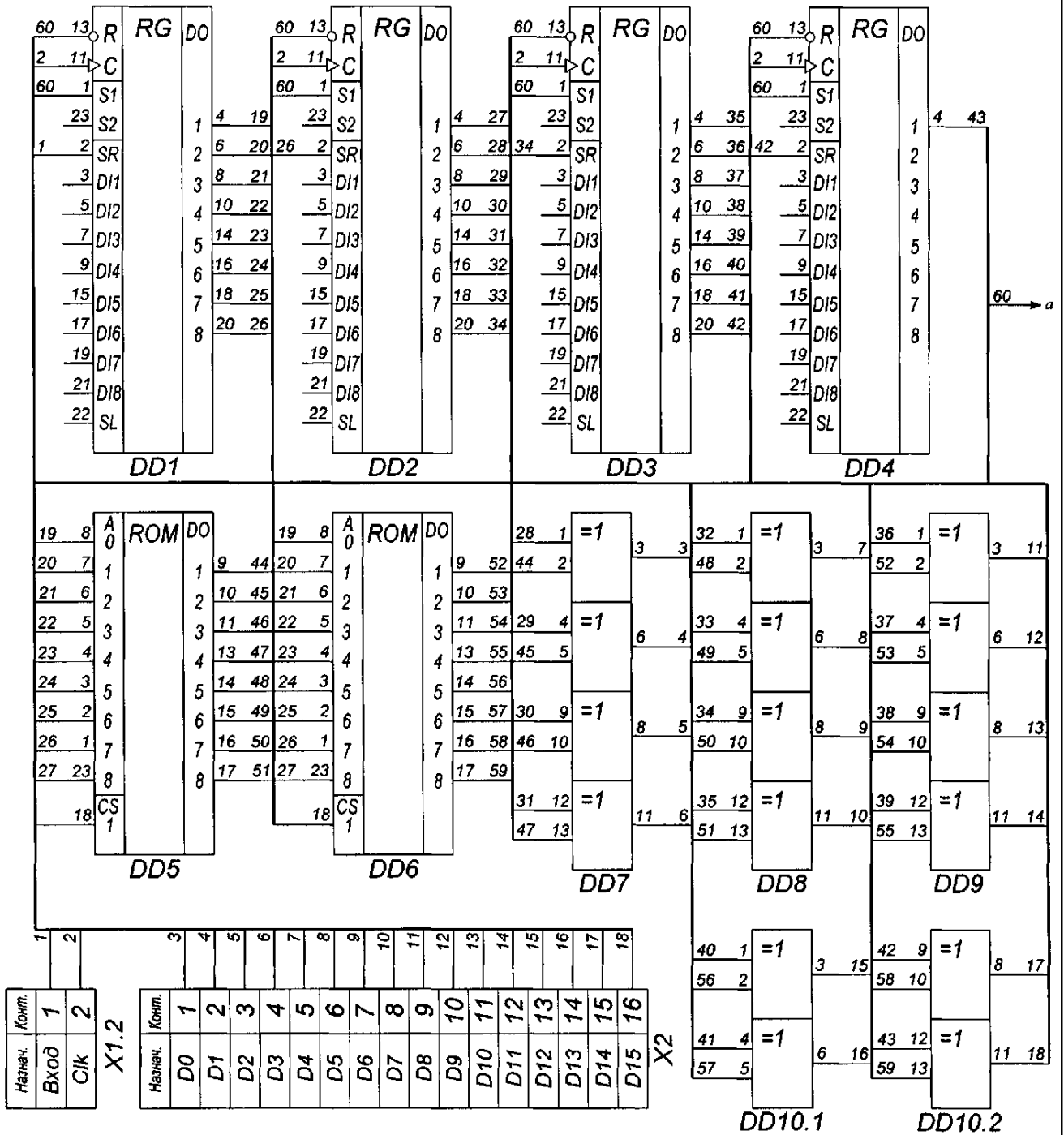
ДОДАТОК А

Схемотехнічна реалізація кодера/декодера циклічних кодів



ДОДАТОК Б

Схематична реалізація коректору помилок для циклічних кодів



ДОДАТОК В

Таблиця використуваних елементів

<i>Поз. означ.</i>	<i>Найменування</i>	<i>Кіл.</i>	<i>Примітка</i>
	<u>Коректор помилок</u>		
<i>DD1-DD4</i>	<i>SN74ALS198</i>	<i>4</i>	
<i>DD5, DD6</i>	<i>27S30</i>	<i>2</i>	
<i>DD7-DD10</i>	<i>SN74ALS86</i>	<i>4</i>	
	<u>Кодер/декодер</u>		
<i>DD1, DD6</i>	<i>SN74ALS174</i>	<i>2</i>	
<i>DD2</i>	<i>SN54LS183</i>	<i>1</i>	
<i>DD3</i>	<i>SN74ALS51</i>	<i>1</i>	
<i>DD4</i>	<i>SN74ALS04</i>	<i>1</i>	
<i>DD5</i>	<i>SN54ALS279</i>	<i>1</i>	

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
<i>Змн.</i>	<i>Арк.</i>	<i>№ докум.</i>	<i>Підпис</i>	<i>Дата</i>		

					ЕЛІТ 6.172.317 ПЗ	Арк.
Змн.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		